# DATA PROCESSING METHOD FOR GENERATING ERROR CORRECTION PRODUCT CODE BLOCK, DATA PROCESSING METHOD FOR RECORDING DATA IN RECORDING MEDIUM, AND DATA PROCESSING DEVICE FOR DATA

Patent Number:

F EP0766245, A4

Publication date:

1997-04-02

Inventor(s):

FUKUSHIMA YOSHIHISA (JP); HIRAYAMA KOICHI (JP); KOJIMA TADASHI (JP); YUMIBA TAKASHI

Applicant(s)::

MATSUSHITA ELECTRIC IND CO LTD (JP); TOKYO SHIBAURA ELECTRIC CO (JP)

Requested Patent:

WO9632718

Application

Number:

EP19960908370 19960408

Priority Number(s):

WO1996JP00956 19960408; JP19950086874 19950412

IPC Classification:

G11B20/12; G11B20/18; H03M13/00

EC Classification:

G11B20/18, H03M13/00P, H03M13/15, H03M13/29B, H03M13/35, H04L1/00B1, H03M13/29

Equivalents:

CA2190985, CN1150859, JP3071828B2, KR255105, US5790569

## **Abstract**

There is provided a method of processing data for generating an error correcting product code block devised so as to maintain the current level of redundancy after the error correcting ability is modified as a result of advancement of the technologies of semiconductor and data recording/transmission. Unlike any known technique of configuring a Reed–Solomon error correcting product code block of (M+P0)x(N+PI) bytes for an information data of (MxN) bytes, an error correcting product code block data structure is obtained by configuring a (Kx(M+1)x(N+P))-byte Reed–Solomon error correcting product code block for a (KxMxN)-byte data and making K variable to consequently make the entire size of the Reed–Solomon error correcting product code block variable and, at the same time, the error correcting ability variable in proportion to the value of K without increasing the

redundancy.

Data supplied from the esp@cenet database - 12

(19)日本国特許庁(JP)

# 再公表特許(A1)

(11)国際公開番号

WO96/32718

発行日 平成9年(1997)7月29日

(43)国際公開日 平成8年 (1996) 10月17日

(51) Int. Cl. 3

識別記号

庁内整理番号

FI

G11B 20/12

20/18

H 0 3 M 13/00

審查請求 未請求 予備審查請求 未請求 (全 25 頁)

出願番号

特願平8-530869

(21)国際出願番号

PCT/JP96/00956

(22)国際出願日

平成8年(1996)4月8日

(31)優先権主張番号

特願平7-86874

(32)優先日

(33)優先権主張国

平7(1995)4月12日

日本 (JP)

(81)指定国

EP (AT, BE, CH, DE,

ES, FI, FR, GB, IT, LU, NL, SE),

CA, CN, JP, KR, MX, SG, VN

(71)出願人 株式会社東芝

神奈川県川崎市幸区堀川町72番地

(71)出願人 松下電器產業株式会社

大阪府門真市大字門真1006番地

(72)発明者 小島 正

神奈川県横浜市金沢区富岡西4-77-19

(72)発明者 平山 康一

神奈川県横浜市戸塚区汲沢1-7-10

(72)発明者 福島 能久

大阪府大阪市城東区関目6丁目14番 C-50

(74)代理人 弁理士 鈴江 武彦 (外3名)

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】誤り訂正積符号プロックを生成するためのデータ処理方法と該データを記録媒体に記録するため のデータ処理方法及び該データの処理装置

# (57) 【要約】

**半導体や記録・伝送技術の進歩に適合して、冗長率を一** 定に保ったままでリードソロモン誤り訂正積符号プロッ ク全体の大きさを大きくして誤り訂正能力を高める。従 来のように (M×N) パイトの情報データに対して (M **+PO) × (N+PI) パイトのリードソロモン誤り訂** 正検行 プロックを構成するのではなく、 (K×M× N) パイトの情報データに対して  $(K \times (M+1) \times$ (N+P)) パイトのリードソロモン誤り訂正積符号プ ロックを構成する (A、B、C) ようにして、Kを可変 することでリードソロモン誤り訂正積符号プロック全体 の大きさを可変にし、冗長率を増すことなく誤り訂正恕 力をほぼKに比例して変化させることができるようにし

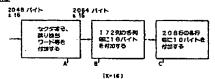


FIG. 2

#### (特許幼米の範囲)

(1)

バイト単位でデジタルデータを処型し、1つの情報データブロックをM行×N 列の(ML×N)バイトで構成し、前記情報データブロック内では、バイト単位で データを配置し、行政には第0列から第(N-1)列のデータ伝送順で配置し、 かつ那0行から第(M-1)行までデータ伝送順に一致させて配置する第1のス テップと、

さらに、データ伝送順に連続するK個の情報データブロックで構成した(K×M)行×N列の行列ブロックを配置する第2のステップと、

この行列ブロックの(K×M)パイトの各列には繰り訂正用検査ワードKパイトを付加し、N列の各列を(K× (M+1) )パイトのリードンロモン符号数C 2として形成する第3のステップと、

さらにNバイトの各行金に属り訂正用検査ワードPバイトを付加し、(K×(M+1))行の各行を(N+P)バイトのリードソロモン符号番C 1 として形成するG4のステップとを有し、

全体のプロックとしては、K個の情報データプロック(K×M×N)パイトを 情報部とする(K× (M+1) × (N+P) ) パイトのリードソロモン飼り訂正 積待号プロックが削減され、1情報データプロック(M×N)パイトとこれに付 加される平均検査ワードパイト数との合計が、一定値(M+

1) × (N+P) バイトになるように構成された限り訂正債符号ブロックを生成することを特徴とするデータ処理方法。

(2)

バイト単位でデジタルデータを処理し、1つの情報データブロックをN行×N 別の(M×N)バイトで構成し、前記情報データブロック内では、バイト単位で データを配置し、行毎には第0別から第(N-1)別のデータ伝送順で配置し、 かつ第0行から第(M-1)行までデータ伝送順に一致させて配置する第1のス テップと、

さらに、データ伝送順に連続するK個の情報データプロックで構成した (K×

(4)

WO96/32718

96/32718

(G)

前記M=12、N=172、K=16、P=10であるこ

とを特徴とする請求項1又は2のいずれかに記載のデータ処理方法。

(7)

卵配≤ 12、N=172、K=12、P=10であることを特徴とする菌求 項1又は2のいずれかに記載のデータ処理方法。

(8)

前記M=12、N=172、K=18、P=10であることを特徴とする請求 項1又は2のいずれかに記載のデータ処理方法。

(9)

前記題り訂正預符号プロックデータが記録されていることを特徴とする請求項 2 記載の記録は他。

(10)

前記はり訂正債符号プロックデータの前記(M×N)パイトの1つの情報データブロックが1セクタに対応されて記録されていることを特徴とする請求項2記 最少記録は依

(11)

バイト単位でデジタルデータの処理が行われ、1つの情報データブロックがM 行×N列の (M×N) バイトで領域され、

解記情報データブロック内は、パイト単位でデータが配置されるもので、行体には第0列から第(N-1)列のデータ伝送順で配置され、かつ第0行から第(M-1)行までデータ伝送順に一致させて配置され、

さらに、データ伝送剤に連続するK配の情報データプロッ

# クで構成される(K×M)行×N列の行列プロックが配置され、

この行列プロックの(KINN)パイトの名列には誤り訂正用沙査ワードリパイトが付加され、そしてN列の名列が(KIN(M+1))パイトのリードソロモン符号類C 2 として形成され。

M) 行×N列の行列プロックを配置する第2のステップと、

この行列ブロックの (K×M) バイトの各列には繰り訂正用検査ワード Kバイトを付加し、N列の各列を (K× (M±1)) バイトのリードソロモン符号部C 2として形成する第3のステッフと、

さらにNパイトの各行母に誤り訂定用検査ワードPパイトを付加し、(K×( M+1))行の各行を(N+P)パイトのリードソロモン特号額C(として形成 する第4のステップとを有し、

全体のプロックとしては、K網の情報データプロック(K×M×N)パイトを 情報部とする(K× (M+1) × (N+P) )パイトのリードソロモン供り都正 債符号プロックが構成され、1情報データプロック(M×N)パイトとこれに付 加される平均検査ワードパイト数との合計が、一定値(M+

1)×(N+P)パイトになるように構成された限り訂正預符号ブロックを生成することを特徴とした記録媒体にデータを記録するためのデータ処理方法。

(3)

前記第3のステップでは、(R.+M) バイトの各列の求尼に誤り訂正用校在ワードKバイトを付加し、ド列の各列が、前記(K×(M+1)) バイトのサード ソロモン行号額C2を形成するようにした後に、列毎に、Kバイトの誤り訂正用 校証ワードを情報データMバイト毎の位置に1バイトずつ分散配置しなおしたことを特徴とする請求項1又は2のいずれかに配数のデータ処理方法。

(4)

前配第3のステップでは、(K×M) パイトの各列毎に付加する限り訂正用検 変ワードKパイトの各パイト位置が、Mパイト毎に1パイトの位置となるように して前記(K×(M+1))パイトのリードソロモン符号額C2を形成するよう にしたことを特徴とする請求項1又は2のいずれかに記載のデータ処理方法。

(5)

前配M×Nが2054以上2064以下、前配Kが12以上の偶数、前記Pが 10以上の偶数、前記K×(M+1)が255以下、前配N+Pが255以下で あることを特徴とする請求項1又は2のいずれかに記載のデータ処理方法。

(5)

WO96/32718

さらにNパイトの各行ぼに関り们正用検査ワード Pパイトが付加され、(K× (M+1)) 行の各行が (N+P) パイトのリードソロモン符号層C 1 として形成され、

全体としてプロックとしては、K國の情報データブロック(K×M×N)パイトを情報部とする(K× (M+1) × (N+P))パイトのリードソロモン割り 訂正独特号プロックが構成され、1情報データブロック(M×N)パイトとこれに付加される平均検査ワードパイト数との合計が、一定値(M+1) × (N+P) パイトになるように構成された誤り訂正確符号プロックを処理する手段を有したこと特徴とするデータ処理技費。

(12)

前記録り訂正確符号プロックを処理する手段は、通信装置又はディスクへのデータ記録装置さたは誤り訂正処型共営のいずれかに設けられていることを特徴とする請求項11記載のデータ処理禁忌。

### (発明の詳細な説明)

訳り訂正預符号ブロックを生成するためのデータ処型方法と該データを記録媒 体に記録するためのデータ処理方法及び該データの処理接度

#### 拉拚分野

この権明はデジタルデータの記録・伝送に加いて労選を誤り訂正債符号プロックの構成方法に係わり、特に、誤り訂正能力を変更しても完長率が変わることのないように工夫された誤り訂正位符号プロックを生成するのためのデータ処理方法と該データを記録媒体に記録するためのデータ処理方法及び該データの処理技術に関する。

#### 假具技術

1バイトが8ピットのバイト単位でデジタルデータを記録したり伝送したりするシステムにおいては、リードソロモン買り訂正積符号ブロックを構成してデータを処理している。即ち、(M×N)パイトのデータをM行×N列の行列に配置し、列毎にNバイトの情報部にPOバイトの誤り訂正検査ワードを付加し、次に行動にNバイトの情報部にPIバイトの繰り訂正検査ワードを付加して、(M+PO)行×(N+PI)列のリードソロモン繰り訂正検持号ブロックを構成している。そしてこのリードソロモン繰り訂正積符号ブロックを記録・伝送することにより、再生確や受信側では、ランダ

ム間リ及びパースト調りを効率良く訂正できる。

このようなリードソロモン語り訂正度符号プロックは、冗長率と言われる符号 節全体の大きさ、即ち(M+PO)× (N+PI) に対する誤り訂正検査ワード の冗長部分 (PI×M+PO×N+PI×PO) の比率が小さい程効率が高いこ とになる。一方、PI、POが大きい程ランダム誤りに対してもパースト誤りに 対しても訂正能力が高くなる。

ここで同一の冗長率のリードソロモン誤り訂正積符号プロックを比較した場合 . M. Nが小さく従ってP1. POも小さいリードソロモン誤り訂正確符号プロ ックの場合には誤訂正される確率が相対的に増えるために訂正能力が低下することが知られている。

(8)

WO96/32718

の処理方法と該データの配録のための処理方法及び該データの処理装置を得ることを目的とする。

上記の目的を連成するためにこの発明の、関り訂正項符号プロックの生成方法では、(K×M×N)パイトの情報データに対して、(K× (M+1) × (N+P) )パイトのリードソロモン関り訂正債符号プロックを構成し、Kを可変することでリードソロモン関り訂正債符号プロック全体の大きさを可変できるようにし、同時に誤り訂正能力をほぼKに比例して変化させることができる誤り訂正確符号プロックデータ構造を得るようにしたものである。

具体的には、バイト単位でデジタルデータの処理し、1つの情報データブロックをM行XN列の (MXN) バイトで構成し、前記情報データブロック内では、バイト単位でデータを配置し、行品には第0列から第(N-1) 列のデータ伝送 国で配置し、かつ第0行から第(M-1) 行までデータ伝送順に一致させて配置する第1のステップと、

さらに、データ伝送項に選続するK個の情報データブロックで構成した (K×M) 行×N列の行列ブロックを配置する距2のステップと。

この行列プロックの(K×M)パイトの名列には誤り訂正用検表ワード Kパイトを付加し、N列の名列を(K× (M+!) )パイトのリードソロモン特号語C 2として形成する第3のステップと、

きらにNパイトの各行年に繰り新正用検査ワードPパイトを付加し、(K×( Mi+1)) 行の各行を(N+P) パイトのリードソロモン符号語C1として形成 する第4のステップとを有し、

全体のプロックとしては、K個の句像データプロック(K×M×N)パイトを特別駆とする(K× (M+1) × (N+P) )パイトのリードソロモン繰り訂正 管行号プロックが開致され、上は電データプロック(N(×N)パイトとこれに付 和される平均位度ワードパイト数との意記が、一位値(M-1)  $\times$  (N+P) パイトになるように開致された繰り訂正接行号プロックを生成するものである。

上記の方法により、1 情報データブロック (MXN) パイトとこれに付加され

逆にM、Nを大きくすれば同一の冗長事でもP1、P0を大きくできるため属い訂正館力が得られることは知られているものの、以下に述べる初均条件を満たすものでなければ実現できない。

類1に、リードソロモン特导新を開放できるための符号勘長として、M+PO 及びN+P1は255/パイト以下でなければならないという解約条件がある。

第2にハードウエア規模のコスト上の制約条件がある。この第2の条件に係わる要件は、演算回路や符号組全体の大きさである(M+PO)× (N+PI) バイトを格納するメモリのコストである。メモリのコストは半時体技術の進歩により変化するものであるから、上正したリードンロモン割り組正値符号ブロックの路バラメータ。ML N. P1. FOは

半導体技術の進歩とりわけメモリコストの低下に適合して、任意に可変できるように
手頭しておくことが好きしい。

なぜならば、半導体技術の流歩と同時に記録治療や伝送速度と落くなるため、 同じ物理長や時間長の関りが、より長いパースト調りバイト数になるので、より 高い額り訂正能力が要求されるようになるからである。

しかしながら従来は、定められた (M×N) パイトの情報データに対して (M+PO) × (N+PI) パイトのリードソロモン誤り訂正領部号プロックを協攻 するようにしているため、冗長率とプロック全体の大きさとは一体の関係になっ ており、関り訂正能力を維持しようとすれば、プロックの大きさを任意に可変す ることはできなかった。

しかし将来的に見ると、半事体技術の進歩と同時に配録密度や伝送速度も高く なるため、高い誤り訂正能力が要求されるようになり、誤り訂正快在ワードを大 きくする必要がある。しかしこの場合、冗長率が大きくなってしまうので好まし くないという課題がある。

#### 発明の開示

そこでこの発明は、半等体や記録・伝送技術の進歩に適合して、冗長率を一定 に保ったままでリードソロモン誤り訂正積符号ブロック全体の大きさを大きくし て誤り訂正確力を寫めることができる。誤り訂正積符号ブロックを生成するため

(9)

WO96/32718

る平均検査ワードバイト数との合計が、誤り訂正債符号ブロックを採成する情報 データブロックの個数Kに依存しない一定値(M+1)× (N+P) バイトにな るために、(M+1) × (N+P) バイトの冗長率が変わることはない。

またこの発明は上花の繰り訂正預符号プロックを記録するための方法及び記録 された記録媒体 及びこのような訂正積符号プロックデータを伝送するための通 借表鍵を提供するものである。

# 図面の簡単な説明

図1は従来のリードソコモン誤り訂正積符号プロックの構成を示す図.

図2はこの発明の一套施例におけるリードソロモン傾り訂正預符号の生成プロックを示す図。

図3は図2の生成プロックにより生成されるリードソロモン級!! 訂正預符分プロックを示す図。

図4はこの発明に係わるリードンロモン繰り訂正積符号プロックにおけるセク タ根成を示す図。

図5 はこの発明の他の変矩例におけるリードソロモン膜リ訂正抵行号の生成プロックを示す図。

図6は図5の生成プロックにより生成されるリードソロモン誤り訂正積行号プロックを示す図

図7 はこの発明の他の実施所におけるリードソロモン讃り訂正預得号の街水ブロックを示す図。

図8は図7の生成プロックにより生成されるリードソロモン誤り訂正請待号プロックを示す図。

# 発明を実施するための厳良の形態

以下、この発明の実施例を図面を参照して説明する。

まず、頃上に地球のリードソロモン繰り都正負許号プロックの供収を示している。このフォーマットであると、先に説明したように、定められた(MXN)パイトの情報データに対して(M+PO)×(N+PI)パイトのリードソロモン繰り記憶行にプロックを再成するこうにしているため、完成率とブロックを体



の大きさとは一体の関係になっており、取り訂正能力を維持しようとすれば、プロックの大きさを任意に可変することはできない。関り訂正使在ワードを大きくすると、元長率が大きくなってしまうので好ましくないという課題がある。

そこでこの発明におけるリードソロモン誤り訂正積符号プロックは、図2の如く消成される。

第1の実施例では、配験媒体としての光ディスク等に2048パイトを1セク ダとして記録する場合に、K=16、M=12、N=172、P=10としてこ の発明を適用した例を説明する。

この実施例は第1に同一訂正能力であれば、函数の方が効率が高いこと、第2 にP=8パイト以下では調訂正確率が高くなるためにK=16行のバースト誤り 訂正能力が推博できなくなること。第3に同一の冗長率でバースト誤り訂正能力 を高めるためにはK>Pでなければならないことから、誤り訂正検査ワード並を 符号面に1でP=10パイト、符号型に2でK=16パイトと定めている。また 第4に1セクタの大きさは、2048パイトの記録データにセクタ番号やセクタ 近の誤り検出ワードを付加した2048より若干大きなものであるという条件からM=12、N=172と定めたものである。

図2には、16セクタを単位とするリードソロモン供り訂正預符号プロックを 示している。また図3には、1セクタ内の行権成を示している。

図2のプロックA〜Cにおいては、パイト単位でデジタルデータを処理し、1つの情報データブロックをM(=12)行×N(=172)列の(M×N)パイトで開成し、前記情報データブロック内では、パイト単位でデータを記録し、行年には第0列から第(N-1)列のデータ伝送順で配慮し、かつ毎0行から第(M-1)行までデータ伝送順に一致させて配置する第1のステップを有する。さらにデータ伝送順に

連続するK (= 1 6) 個の上記のような情報データブロックで機成した ( $K \times M$ ) 行 $\times N$ 列の行列ブロックを配置する第2のステップを有する。

次に、前記行列プロックの(K×M)パイトの各列には誤り訂正用検査ワード

(12)

WO96/32718

次に、空白(X)の16行が埋められた208行×172列の名行邸に、誤り 訂正用検査ワード10パイトを付加して、208行の各行が(172+10)パイトのリードソロモン符号部C1を形成するようにして、図3に示す16セクタ を単位とするリードソロモン誤り訂正検符号ブロックを構成する(図2のブロックC参照)。

このブロックの大きさは、208行×182列=

37 856パイトであり、現在安価に入手可能なメモリに適度な余裕をもって前まる最適な大きさの実施例になっている。

この i 6 セクタを単位とするリードソロモン観り訂正債持号ブロックの冗長率は、

(208×182-192×172) / (208×182) = 12.76% であり、訂正可能なパースト誤りの最大長はC2の誤り訂正検査ワード数に相当 する行数、即ち16行×182列=2912パイトである。

そして、訂正可能なパースト調りの最大長はC2の調り訂正検定ワード数に相当する行数であることから、誤り訂正能力を高めようとする場合には、リードソロモン切り訂正検符号プロックの行数を増やしC2の誤り訂正検定ワード数を増大すればよい。

上記のように、この発明の手法によると、セクタ内の情報配分は、 空4に示した構成を維持しているために、 冗長事を一定に保っていることになる。

リードソロモン誤り訂正債符号プロックの行数を増やしC2の誤り訂正検査フード数を増大する単級が生じるケースとしては、上記のように誤り訂正能力を高かる場合と、目的の項でも述べたように半壁体や記録技術の進歩に適合して、光ディスクのトラックの所定良あたりの記録化度が高くなった場合が上げられる。このような現合は、プロックの行数を増やすことによりC2の誤り訂正体立ワード以を増大することができる。同報再生的には上記プロックの行为向へ情報が

埋次ピックアップされていくが、リードソロモン割り加正債時号プロックを取り 込み、記り記記を行う場合も限一の冗長中な種様することができる。 K (= 1.6) パイトを付加し、区列の各列を ( $K \times (M+1)$ ) パイトのリード ソコモン符号語C 2 として形成する第3のステップを有する。

また、Nパイトの各行体に限り訂正用検査ワード  $P \ (= 10)$  パイトを付加し、  $(K \times (M+1))$  行の各行を (N+P) パイトのリードソコモン科号語C 1 として形成する第4のステップを有する。

全体のプロックとしては、K側の情報データブロック( $(X \times M \times N)$ )パイトを情報部とする( $K \times (M + 1) \times (N + P)$ )パイトのサードッロモン劇り訂正 積待号プロックが開放され、I 情報データブロック( $M \times N$ )パイトとこむに付加される平均検査ワードパイト教との合計が、一定値(M + 1)×(N + P)パイトになるように開放された類り訂正積符号プロックデータが生成される。

以下、図2、図3、図4を参照しながらさらに具体的に説明する。

記録するデータを1セクタ分の2048パイトずつ取り込み、セクタ番号やセクタ毎の頼り検出ワード (16パイト)を付加して2064パイトにする(図2のプロックA参展),なお、セクタ番号(ID:セクタ版別)やID類り訂正ワード(1EC)、システム予約コード(RSV)、誤り検出コ

ード (EDC) は、図4に示すように合計16パイトである。

そして、この2064バイトは、リードソロモン誤り訂正預符号ブロックメモリの1セクタ分である(M+1)行× (N+P) 列=13行×182列から、誤り訂正用検査ワード格納部分を除いたM行×N列=12行×172列=2064バイトの部分に格納する。

このようなデータが、K=16セクタ分、次々とメモリ部に格納される。

次にK=16セクタ分の192行×172列分を格納した後、列毎に172列 の各列が(192+12)バイトのリードソロモン符号類C2を形成するように 演算を行って、16行毎に1行ずつ空白(図3に符号Xで示している部分)になっている16の行を埋める処理を行う(図2のブロックB毎図)。

なお埋められる16の行と、リードソロモン符号番C2の次数の関係は、16の行位置と次数とが1対1に対応する関係、あるいはC2の15次から0次までの低次傾に対応する関係のいずれかとするように、予め取り決めておく。

(13)

WO95/32718

上記の説明ではK=1 Gとして説明したが、メモリの大きさによってはK=1 2として用いてもよいことは勿論である。このようにするとプロックの大きさが 2 8 3 9 2パイトで 2 5 G k ビットに納まるのでさらに安価なメモリを用いることができる

図5はこの発明の第2の実施的である。この実施的では、K=12である。ブロック5A、5B、5Cは図2のブロックA~Cに対応する。

図6は、図5に示したデータ処理手順で生成される誤り訂正債符号プロックの 構成を示している。

図7は、この発明の第3の実施的であり、先の実施的に比べて誤り検査能力が 高められている。図8は、図7に示したデータ処理手順で生成される誤り訂正債 符号ブロックの構成を示している。

即ち、記録するデータを1セクタ分の2048バイトずつ取り込み、セクタ番号やセクタ係の限り検出ワード(1.6パイト)を付加して2064バイトにする(プロック7A参照)、そして、この2064バイトは、リードソロモン誤り訂正前行号プロックメモリの1セクタ分である(M+1)行×(N+P) 列=13行×182列から、誤り4万三月検近ワード格納部分を除いたM行×N列=12行×172列=2064バイトの部分に依頼する。

このようなデータが、K=18セクタ分、次々と格納される。

次に $K=1.8 \pm 2.9$  タ分の2.1.6 衍×1.7.2 列分を格納した後、列毎に1.7.2 列の各列が( $2.1.6 \pm 1.8$ )パイトのリードソロモン符号額C.2 を形成するように 演算を行って、1.2 行ほに1 行ぜつ空白(図8 に符号X で示す部分)になっている 1.2 の行を埋める処理を行う(国7 のブロック7.8 表版)。

次に、空白(X)の1.8行が埋められた2.3.4行×1.7.2列の各行毎に、続り 訂正用検査ワード1.0パイトを付加して、2.3.4行の多行が(1.7.2±1.0)パイトのリードソロモン持号語で1を利収するようにして、11.3に示す1.8セッタ を単位とするリードソロモン誤り訂正債符号プロックを挑成する(図7.のプロック7.0表図)。

二の実施例によると、男の実質的に比べて誤り訂正能力を認めることができる

、しかし冗長中は先にも述べたように先の実施例と変わることはない。

以上説明したようにこの角明によれば、半導体や記録・伝送技術の進歩に過合 して、冗長率を一定に保ったままでリードソロモン誤り訂正預符号プロック全体 の大きさを大きくして誤り訂正能力を高めることができる。

### 産廃上の利用可能性

以上説明したこの発明は、デジタルデータの記録・伝送に用いて好適し、記録 再生システム、伝送受信システム、光学式ディスクのためのデータ処理システム に用いて有効な効果

を切ることができる。

### 植正告の請求の範囲

【1996年7月16日 (16.07.96) 国際事務局受理:出願当初の翻求 の範囲9及び10は撤正された;他の翻求の範囲は変更なし。(7頁)】

(1)

バイト単位でデジョルデータを起駆し、1つの物質データブロックをM行×N 列の (M×N) バイトで構成し、前記辨理データブロック内では、バイト単位で データを配置し、行毎には第0列から第(N-1) 列のデータ伝送順で配置し、 かつ第0行から第(M-1) 行までデータ、伝送順に一致させて配置する第1の ステップと、

さらに、データ伝送順に連続するK個の情報データブロックで構成した(K×MI) 行×N列の行列ブロックを配置する第2のステツブと、

この行列プロックの (K×M) バイトの各列には誤り訂正用検査ワード Kバイトを付加し、N列の各列を (K× (M+1)) バイトのリードソロモン符号語C 2として形成する第3のステップと、

さらにNバイトの各行毎に誤り訂正用検査ワードPバイトを付加し、(K×(M+1))行の各行を(N+P)バイトのリードソロモン符号圏C1として形成する第4のステップとを有し、

(16)

WO96/32718

(3)

前記録3のステップでは、(K+M) バイトの各列の京尾に繰り訂正用検査ワード Kバイトを付加し、N列の各列が、前紀 (K×(M+1)) バイトのリードソロモン符号額C2を形成するようにした後に、列毎に、Kバイトの繰り訂正用検査ワードを関根データNバイト毎の位置に1バイトずつ分散配置しなおしたことを特徴とする結束項1又は2のNずれかに記載のデータ処理方法。

(4)

的記第3のステップでは、(K×M)パイトの各列毎に付加する誤り訂正用検 奎ワードKパイトの各パイト位置が、Mパイト毎に1パイトの位置となるように して前記(K× (M+1))パイトのリードソロモン符号層C2を形成するよう にしたことを特徴とする話示項1又は2のいずれかに記載のデータ処理方法

(5)

前記M×Nが2054以上2064以下、前記Kが12以上の偶数、前記Pが 10以上の偶数、前記K×(M+1)が255以下、前記N+Pが255以下で あることを特徴とする請求項1又は2のいずれかに記載のデータ処理方法。

(6)

前記M=12、N=172、K=16、P=10であることを特徴とする請求 項1又は2のいずれがに記載のデータ処

型方法,

(7)

前記M=12、N=172、K=12、P=10であることを特徴とする請求 項1又は2のいずれかに記載のデータ処理方法。

(8)

和紀M=1.2、N=i.7.2、K=i.8、P=1.0であることを特徴とする請求  $\P.I$ 又は 2.0いずれかに記載のデータ処理方法。

(9) (加亚胺)

パイト単位でデジタルデータを処理し、1つの指揮データプロックをM行XN 列の (MXN) パイトで挑成し、前記修復データブロック内では、パイト単位で 全体のプロックとしては、K側の情報データブロック(K×M×N)パイトを 情報部とする(K×(M+1) × (N+P))パイトのリードソロモン調り訂正 債符号プロックが開成され、1 情報データブロック(M×N)パイトとこれに付 加される平均検査ワードパイト数との合計が、一定値(M+1)× (N+P)パイトになるように構成された調り訂正値

符号プロックを生成することを特徴とするデータ処理方法。

(2)

パイト単位でデジタルデータを処理し、1つの店類データブロックをM行xN 列の (M×N) パイトで開成し、前配情報データブロック内では、パイト単位でデータを配置し、行毎には第0列から第(N-1) 列のデータ伝送順で配置し、かつ第0行から第(M-1) 行までデータ伝送順に一枚させて配置する第1のステップと、

さらに、データ伝送項に連続するド暑の情報データブロックで構成した(K×M)行×N列の行列ブロックを配置する第2のステップと

この行列プロックの(K×M)パイトの各列には誤り訂正用検査ワードドパイトを付加し、N列の合列を(K×  $\{M+1\}$ ) パイトのリードソロモン符号部C 2として形成する第3のステップと、

さらにNパイトの各行毎に襲り町正用検査ワードPパイトを付加し、(K×(M+1))行の各行を(N+P)パイトのリードソロモン符号額C1として形成する第4のステップとを有し、

全体のブロックとしては、K個の情報データブロック(K×M×N)バイトを情報部とする(K× (N+1) × (N+P) )バイトのリードソロモン誤り訂正 積待号ブロックが開成され、1情報データブロック(N×N)パイトとこれに付加される平均検査ワードパイト数との合計が、一定値(M+1) × (N+P) パイトになるように構成された誤り訂正債

符号プロックを生成することを特徴とした記録媒体にデータを記録するためのデ ータ処理方法。

(17)

WO96/32718

データを配置し、行毎には第0列から第(N-1)列のデータ伝送順で配置し、かつ第0行から第(M-1)行までデータ伝送順に一致させて配置し、

さらに、データ伝送頃に連続するK個の情報データブロックで構成した(K×M)行×N列の行列プロックを配置し、

この行列プロックの(K×M)パイトの各列には誤り訂正用検査ワードKパイトを付加し、N列の各列を(K× (M+1) )パイトのリードソロモン行号前C

さらにNバイトの各行毎に関り訂正用校在ワードPバイトを付加し、(K×(M+1))行の各行を(N+P)バイトのリードソロモン符号語C1として形成

全体のブロックとしては、K個の情報データブロック(K

×M×N) バイトを情報部とする (K× (M+1) × (N+P)) バイトのリードソロモン関リ訂正預符号プロックが構成され、1 情報データプロック (M×N) バイトとこれに付加される平均検査ワードバイト数との合計が、一定値 (M+1) × (N+P) バイトになるように構成された誤り訂正位符号プロックを生成しており、

前記録り訂正債符号プロックのデータが記録されていることを特徴とする記録 媒体

(10) (加正後)

パイト単位でデジタルデータを処理し、1つの情報データブロックをM行 $\times$ N  $\Re$ の  $(M\times N)$  パイトで構成し、前紀情報データブロック、内では、パイト単位でデータを配置し、行称には第0列から第 (N-1)  $\Re$ のデータに達質で配置し、かつ $\Re$ の行から第 (M-1) 行までデータ伝边域に一致させて配置し、

さらに、データ伝送順に連続するK個の情報データブロックで構成した(K×N) 行×N資の行列ブロックを配置し、

この行列プロットの(K x M)パイトの名列には繰り返回用機ポワード  $(K \times M)$  パイトの名列には繰り返回用機ポワード  $(K \times M)$  がイトのリード  $(K \times M)$  がイトのリード  $(K \times M)$  がイトのリード  $(K \times M)$  がんじん ことして お成し、

さらにNバイトの各行句に超り訂正用検査ワードPバイトを付加し、(K×(M+1))行の各行を(N-P)バイトのリードソロモン符序類C1として形成し、

全体のブロックとしては、K個の俯瞰データブロック( $K\times M\times N$ )パイトを情報部とする( $K\times (M+1)\times (N+1)$ )

P)) バイトのテードソロモン傾り訂正度符号ブロックが構成され、1物銀データブロック (M×N) バイトとこれに付加される平均検査ワードバイト数との合計が、一定額 (M+1) × (N+P) バイトになるように勘成された誤り訂正積符号ブロックを生成しており。

前記録り訂正預符号プロックの前記 (M×N) バイドの1つの情報データプロックが1セクタに対応されて記録されていることを特徴とする記録媒体

#### (11) (確正後)

パイト単位でデジタルデータの処理が行われ、1つの情報データブロックがM 行×N列の (M×N) パイトで構成され、

前配情報データブロック内は、パイト単位でデータが配配されるもので、行権には第0列から第(N-1) 列のデータ圧追順で配置され、かつ $\overline{\pi}$ 0行から第(M-1) 行までデータ伝送順に一次させて配置され、

さらに、データ伝送順に連続するK個の情報データブロックで構成される(K ×M) 行×N列の行列ブロックが配置され。

この行列プロックの(K×M)パイトの各列には誤り訂ご用検査ワードKパイトが付加され、そしてN列の各列が(K× (M+!)) パイトのリードソロモン 符号部C 2 として形成され、

さらにNバイトの各行年に誤り訂正用快在ワードPバイトが付加され、(K×(M+ I))行の各行が(N+ P)パイトのリードソロモン特号額C I として形成され

全体としてブロックとしては、K個の情報データブロック  $(K \times M \times N)$  パイトを情報部とする  $(K \times (M+1) \times (N+P))$  パイトのリードソロモン傾り

(20) WO96/32718

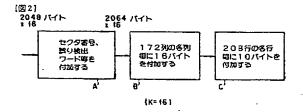
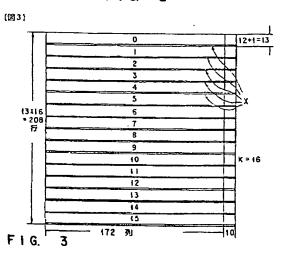


FIG. 2



訂正債符号プロックが開成され、1 情報データプロック (M×N) バイトとこれ に付加される平均検査ワードバイト敷との合計が、一定値 (M+1; × 1N+P) ) バイトになるように構成された額り訂正債符号プロックを処理する手段を育し たことを特徴とするデータ処理疾歴。

(12)

前記録り訂正債符号ブロックを処理する手段は、通信検費又はディスクへのデータ配録検団または誤り打正処施装置のいずれかに設けられていることを特徴とする請求項!」記載のデータ処施装置。

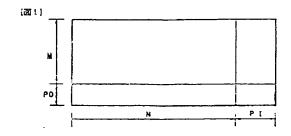
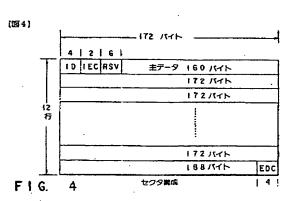
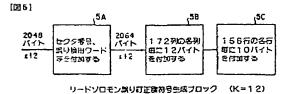


FIG. 1 ( 2007 )

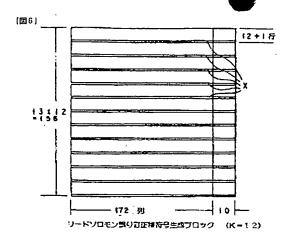
(21) WO96/32718



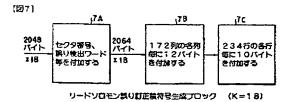


F I G. 5

096/32718



F1G. 6



F I.G. 7

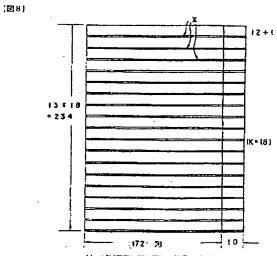


FIG. 8 リードソロモンはり訂正録符号生成プロック

# 【国際調查報告】

	四際資金報告	CHECTOS PCT/I	P96/00956
A. 発明の属する分別の分類(国際特許分類([PC])			
fn:. C	1° G11B20/12. G11B20/1	8. H03M13/00	•
3. 国資を行った分野   国立を行った政小規模制(国際特許分成(  PC))   Int. C! G:1820/12. G:1820/16. H)3M13/C0			
最小限度料以外の資料で到益を行った分野に含まれるもの			
3本語英用新簽公財 1526-1996年 日本國公開英用新簽公報 1971-1996年 日本國登録英用新簽公報 1994-1996年			
遠縁辺安で使用した鬼子データベース(データベースの名称、魔査に使用した用序)			
C. 関連すると認められる文献			
引用文献の カテゴリー・	引用文献名 及び一部の商所が保護する。	ときは、その関連する物所の表示	関連する 請求の範囲の番号
Ϋ́Υ	JP、63-23274、A(ソニー旅式会 (30,01、88)、第2頁右下機第5行 (ファミリーなし)	主) 30, 1月, 1988	1-2, 5-12
r	JP. 5-122197. A (日本放送協会) (18. 68. 93). 第4四第19行一第 公司P. 540007. AGUS. 5432	3 9 件。 前 4 図	3, 4
٨	JP, 62-171324. A (ソニー株式 (28.07.87), 第1頁左上側底6行 &EP, 232093, A&US, 4819;	-右下側第13行	1-12
□ C槽の鉄:	ちにも文献が列挙されている。	□ パテントファミリーに関す	る別級を参照。
* 5月用文献のカテゴリー 「A」特に促進のある文献ではなく、一切的技術水準を示す。 もの 「E」先行文献ではあるが、独席出頭日以後に公表されたもの 「E」先行文献ではあるが、独席出頭日以後に公表されたもの 「E」発売車主張に疑義を選起する文献文は他の文献の受け 日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する 「文献(理由を付す)」 「G」口頭による関示、使用、展示等に含及する文献 「P」国際山曜日前で、かつ後先権の主張の基礎となる出頭 「を」同一パテントファミリー文献			公会された文献であってなく、発明の原理文は理 もの て、当該文献のみで発明 と考えられるもの て、当該文献と他の1月 って自明である組合せに されるもの
国際製造を完	「した日 02.05.98	国際調査報告の発送日 1 4	.05.9 <b>6</b>
8 * 5	0名称及びおて先 四特許庁 (1 S A / J P) 5便各号 1 0 0	特許庁喜査官(権限のある職員) 早川 卓哉	5 D 9 2 9 5
東京都千代班区紅が関三丁目4番3号 枢路番号 03-3581-1101 内線3553			

株式PCT/ISA/210 (第2ページ) (1992年7月)

# フロントページの続き

(72)発明者 弓場 隆司 大阪府大阪市東淀川区豊里2-1-3-

(注)この公表は、国際事務局(WIPO)により国際公開された公報を基に作成したものである。

なおこの公表に係る日本語特許出願(日本語実用新案登録出願)の国際公開の 効果は、特許法第184条の10第1項(実用新案法第48条の13第2項)に より生ずるものであり、本掲載とは関係ありません。